

## PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 2001-093234

(43)Date of publication of application : 06.04.2001

(51)Int.Cl.

G11B 20/12  
G11B 20/18  
H03M 13/27

(21)Application number : 11-268116

(71)Applicant : MATSUSHITA ELECTRIC IND CO  
LTD

(22)Date of filing : 22.09.1999

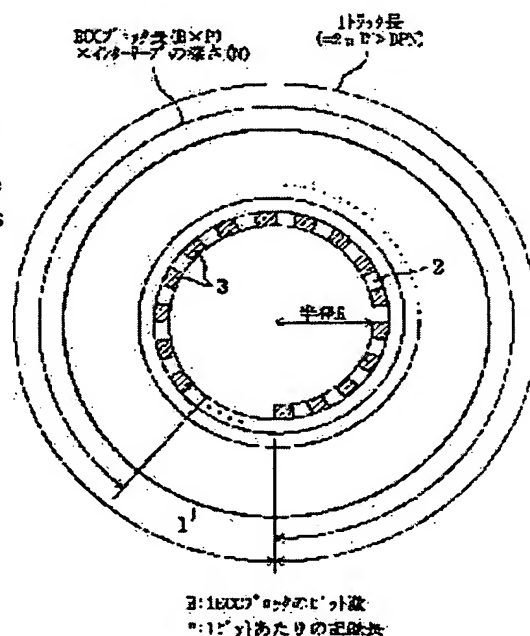
(72)Inventor : KOBAYASHI RYOJI  
FURUMIYA SHIGERU

(54) DISK MEDIUM, ITS RECORDING METHOD, RECORDER AND REPRODUCING DEVICE

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To correct a burst error of a physical length of the same or above with an ECC block format the same as a disk of low recording density even in the disk of high recording density.

SOLUTION: In a track 2 in a position of a radius R of the disk 1, the number of bits of one ECC block is defined as B, and a recording length per one bit is as P, and N pieces (N is natural number) of ECC blocks are made one information unit, and data 3 are interleave recorded so as to satisfy the relation of  $2\pi R > BPN$ .



## LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's]

BEST AVAILABLE COPY

decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

(19) 日本国特許庁 (J P)

## (12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開2001-93234

(P 2 0 0 1 - 9 3 2 3 4 A)

(43) 公開日 平成13年4月6日 (2001.4.6)

(51) Int. Cl. <sup>7</sup>	識別記号	F I	テーマコード (参考)
G11B 20/12		G11B 20/12	5D044
20/18	512	20/18	512 A 5J065
	536		536 B
	542		542 B
	570		570 G

審査請求 未請求 請求項の数14 O L (全12頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号	特願平11-268116	(71) 出願人	000005821 松下電器産業株式会社 大阪府門真市大字門真1006番地
(22) 出願日	平成11年9月22日 (1999.9.22)	(72) 発明者	小林 良治 大阪府門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
		(72) 発明者	古宮 成 大阪府門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
		(74) 代理人	100077931 弁理士 前田 弘 (外1名)

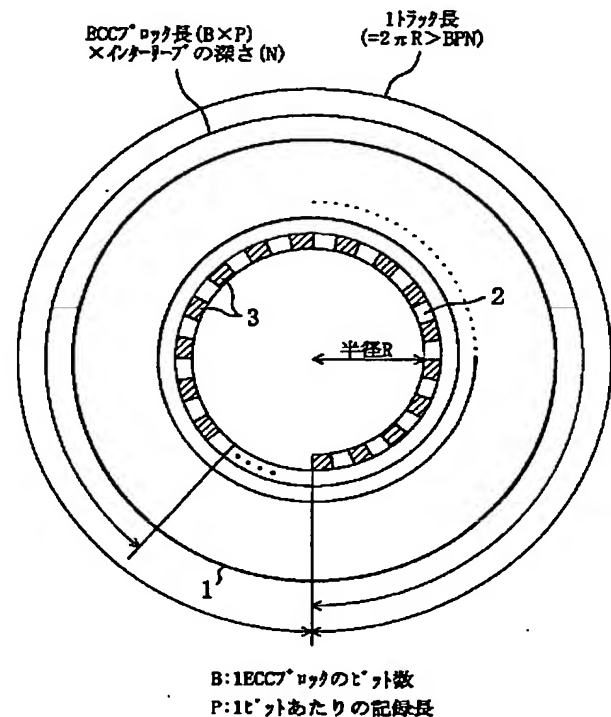
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ディスク媒体並びにその記録方法、記録装置及び再生装置

## (57) 【要約】

【課題】 記録密度が高いディスクでも記録密度が低いディスクと同一のECCブロックフォーマットで、同一以上の物理的な長さのバーストエラーを訂正できるようにする。

【解決手段】 ディスク1の半径Rの位置におけるトラック2で、1つのECCブロックのビット数がB、1ビットあたりの記録長がPであり、N個 (Nは自然数) のECCブロックを1情報単位として、 $2\pi R > BPN$ の関係を満足するように、データ3をインターリーブ記録する。



## 【特許請求の範囲】

【請求項 1】 所定のフォーマットで生成された複数のエラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として記録されたディスク媒体であって、

記録密度に応じた数の前記エラー訂正ブロック内でインターリーブされて形成されたことを特徴とするディスク媒体。

【請求項 2】 請求項 1 記載のディスク媒体において、半径  $R$  の位置で、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、 $2\pi R > BPN$  の関係を満足するように形成されたことを特徴とするディスク媒体。

【請求項 3】 請求項 1 記載のディスク媒体において、最内周半径が  $R$ 、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、任意の位置で  $2\pi R > BPN$  の関係を満足するように形成されたことを特徴とするディスク媒体。

【請求項 4】 所定のフォーマットで生成されたエラー訂正符号ブロックを所定数のブロックで 1 情報単位としてディスクに記録する方法であって、前記ディスクの記録密度に応じた前記所定数のエラー訂正符号ブロック内でインターリーブ記録することを特徴とするディスク記録方法。

【請求項 5】 請求項 4 記載のディスク記録方法において、前記ディスク上の半径  $R$  の位置で、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、 $2\pi R > BPN$  の関係を満足するように記録することを特徴とするディスク記録方法。

【請求項 6】 請求項 4 記載のディスク記録方法において、前記ディスク上の最内周半径が  $R$ 、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、任意の位置で  $2\pi R > BPN$  の関係を満足するように記録することを特徴とするディスク記録方法。

【請求項 7】 記録密度の異なる複数のディスクに情報を記録するディスク記録方法であって、同一のフォーマットで生成された所定数のエラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、かつ各ディスクの記録密度に応じた前記所定数のエラー訂正符号ブロック内でインターリーブ記録することを特徴とするディスク記録方法。

【請求項 8】 所定のフォーマットで所定数のエラー訂正符号ブロックを生成してディスクに記録するディスク

記録装置であって、

前記ディスクの記録密度に応じた前記所定数のエラー訂正符号ブロック内でインターリーブ記録するように構成されたことを特徴とするディスク記録装置。

【請求項 9】 請求項 8 記載のディスク記録装置において、

前記ディスク上の半径  $R$  の位置で、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、 $2\pi R > BPN$  の関係を満足する記録をするように構成されたことを特徴とするディスク記録装置。

【請求項 10】 請求項 8 記載のディスク記録装置において、

前記ディスク上の最内周半径が  $R$ 、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、任意の位置で  $2\pi R > BPN$  の関係を満足する記録をするように構成されたことを特徴とするディスク記録装置。

【請求項 11】 請求項 8 記載のディスク記録装置において、

ユーザーデータを一時保存するためのバッファメモリと、

前記ユーザーデータにパリティを付加して前記エラー訂正符号ブロックを生成するための演算回路とを備え、前記ディスクの記録密度に応じた数の前記エラー訂正符号ブロックに相当する量の前記ユーザーデータが前記バッファメモリに保存されるように構成されたことを特徴とするディスク記録装置。

【請求項 12】 所定のフォーマットで生成された複数のエラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として記録され、かつ記録密度に応じた数の前記エラー訂正ブロック内でインターリーブされて形成されたディスクを再生するように構成されたことを特徴とするディスク再生装置。

【請求項 13】 請求項 12 記載のディスク再生装置において、

前記ディスク上の半径  $R$  の位置で、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、 $2\pi R > BPN$  の関係を満足する記録を再生するように構成されたことを特徴とするディスク再生装置。

【請求項 14】 請求項 12 記載のディスク再生装置において、

前記ディスク上の最内周半径が  $R$ 、前記エラー訂正符号の 1 ブロックのビット数が  $B$ 、1 ビットあたりの記録長が  $P$  であり、 $N$  個 ( $N$  は自然数) の前記エラー訂正符号ブロックを 1 情報単位として、任意の位置で  $2\pi R > BPN$  の関係を満足する記録を再生するように構成されたことを特徴とするディスク再生装置。

PNの関係を満足する記録を再生するように構成されたことを特徴とするディスク再生装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、ディスク状のデジタル情報記録媒体並びにその記録方法、記録装置及び再生装置に関するものである。

【0002】

【従来の技術】近年、CD、DVDといった光ディスクは高密度化の一途を辿っているが、高密度化するほどより高いエラー訂正能力が要求される。

【0003】図4は、光ディスクの記録データフォーマットを示し、具体的にはECC（エラー訂正符号）ブロックの一例を示した図である。図4において、各々の箱は1バイトのデータを示しており、箱の中の記号はバイトデータの識別のための番号である。この記号は、左上を原点として、縦方向をi行、横方向をj列として、 $B_{i,j}$  ( $i=0\sim 207$ ,  $j=0\sim 181$ ) のように番号がふられている。同図のECCブロックは、縦208行、横182列で、全体で37856バイトを1つのECCブロックとしたフォーマットとなっている。

【0004】図4において、原点より縦192行、横172列、 $B_{x,y}$  ( $x=0\sim 191$ ,  $y=0\sim 171$ ) のデータは、記録すべきユーザーデータであり、全部で33024バイトとなっている。右の部分、 $B_{x,172}\sim B_{x,181}$  ( $x=0\sim 207$ ) の各行のデータは、左の部分、 $B_{x,0}\sim B_{x,171}$  ( $x=0\sim 207$ ) の各行のデータのパリティとなっている。このパリティを「内符号パリティ」、データとパリティを「内符号」と呼ぶ。下の部分、 $B_{192,y}\sim B_{207,y}$  ( $y=0\sim 171$ ) の各列のデータは、各列で、それより上の部分のデータのパリティとなっている。このパリティを「外符号パリティ」、データとパリティを「外符号」と呼ぶ。右下の部分、 $B_{x,y}$  ( $x=192\sim 207$ ,  $y=172\sim 181$ ) の各行のデータは、外符号パリティの各行の内符号パリティとなっている。これらのECCは、元の数が $2^8$ のガロア体GF( $2^8$ )のリード・ソロモン符号(RS符号)で構成されている。

【0005】図5は、図4のECCブロックのデータをディスクに書き込む順番を示している。ECCブロックの上より12行のユーザーデータとその内符号パリティとを記録した後、上より1行の外符号パリティとその内符号パリティとを記録することを16回繰り返して、ECCブロック全体を記録する。各行は、列の数の小さい方より記録される。ディスク上に記録されたデータを再生する時も同一の順番でデータが再生されていく。

【0006】RS符号は、パリティのシンボル数の半分の数のエラーシンボルがあっても訂正可能である。また、パリティのシンボル数と同じ数のシンボルにエラーがあってもエラー検出可能である。更に、エラーシンボルの位置が分かっている場合、パリティのシンボル数と

同じ数のシンボルがエラーしても訂正可能である。図4のECCブロックの内符号パリティの場合、同じ行の5個のシンボルにエラーがあっても訂正可能であり、同じ行の10個のシンボルにエラーがあっても検出可能である。また、図4のECCブロックの外符号パリティの場合、エラーシンボルの位置が分かっているときは、同じ列の16個のシンボルにエラーがあっても訂正可能である。

【0007】再生時には、まず各行について、内符号パリティによってエラー訂正を行う。このときに、内符号パリティで訂正しきれなかった行を記憶しておく。次に、各列について外符号パリティで訂正を行う。このときは、内符号パリティで訂正した際に訂正できなかった行を記憶しているので、エラーシンボルの位置が予め分かっている。よって、各列に16個のエラーシンボルがあっても訂正可能である。よって、訂正可能なバーストエラーの最大バイト数は、 $182\text{バイト}\times 16\text{行}=2912\text{バイト}$ である。

【0008】ここで、ディスクの記録領域が半径22.59mmより始まるものとする、1トラックの長さは $2\times\pi\times 22.59\text{mm}=141.94\text{mm}$ である。一方、1つのECCブロックを構成するビットの数は $182\text{バイト}\times 208\text{バイト}\times 8\text{ビット}=302848\text{ビット}$ である。したがって、ディスクに1ビットを記録するのに必要な長さを $0.267\mu\text{m}$ とすると、1つのECCブロックの物理的な長さは、 $302848\text{ビット}\times 0.267\mu\text{m}/\text{ビット}=80.9\text{mm}$ であって、1トラック長より短い。この場合には、 $2912\text{バイト}\times 8\text{ビット}\times 0.267\mu\text{m}/\text{ビット}=6.2\text{mm}$ までの長さのゴミ等によるバーストエラーがあっても訂正可能である。

【0009】しかしながら、上記と同一のECCブロックフォーマットを記録密度の高いディスクに適用しようとする、訂正できる物理的なバーストエラーの大きさが減少する。例えば、同一フォーマットで、1ビットを記録するのに必要な長さを $0.134\mu\text{m}$ とすると、 $2912\text{バイト}\times 8\text{ビット}\times 0.134\mu\text{m}/\text{ビット}=3.1\text{mm}$ となり、3.1mm以上のバーストエラーがあると訂正できず、再生不能となり、バーストエラー訂正能力が実質的に落ちてしまう。

【0010】従来は、この問題を解決するために、複数のECCブロックより所定の大きさのサブブロックずつ順次記録を行い、訂正できるバーストエラー長を大きくする方法が用いられてきた。このように複数のECCブロックより一定の数のデータを順次記録することをインターリーブ、ECCブロックの数をインターリーブの深さという。

【0011】図6(a)及び(b)は、ECCブロックのインターリーブを簡単に説明した図である。低密度記録時は、ECCブロック間のインターリーブをかけず

に、1つのECCブロックずつ記録を行い、高密度記録時は、所定の量のデータをECCブロック1より順番にNまで記録するシーケンスを繰り返してディスクに記録してゆく。したがって、N個のECCブロックを記録の最小単位としている。このとき、低密度記録時のインターリーブの深さは1、高密度記録時のインターリーブの深さはNである。ECCブロック単体のバーストエラー訂正能力を超えるバーストエラーが生じた場合でも、インターリーブをすれば、バーストエラーがインターリーブの深さ分のECCブロックに分散し、バーストエラー訂正が可能となる。

【0012】図7(a)及び(b)は、図4のECCブロックフォーマットにおけるバーストエラー出現個所を示している。図7(a)はインターリーブなしの場合、図7(b)はインターリーブの深さが2の場合である。ECCブロック単体のバーストエラー訂正能力を超える32行×182バイトのバーストエラーが発生するものとする、図7(a)のインターリーブなしの場合では当然に訂正不能となる。しかし、図7(b)のようにインターリーブをしていると、1つのバーストエラーが2つのECCブロックに分散し、各々16行×182バイトのバーストエラーとなって、訂正可能となる。

【0013】

【発明が解決しようとする課題】しかしながら、インターリーブの深さを大きくとっても、物理的なECCブロック長×インターリーブの深さが1トラック長を超える場合は、バーストエラー訂正能力は、インターリーブの深さに比例しない。インターリーブされたECCブロックで複数のトラックに跨ってゴミ等が付着し、バーストエラーが起きると、インターリーブされた各ECCブロック内の複数個所にバーストエラーが生じ、バーストエラーが倍増するからである。したがって、訂正できるバーストエラー長は、かえって減少する。

【0014】図8(a)及び(b)は、この事情を示している。図8(b)は、記録密度が低いためにECCブロック長×インターリーブの深さの物理的な長さが1トラック長を超える場合の各ECCブロック上でバーストエラーの起きる個所を示している。インターリーブされた複数のECCブロック内で、トラックが隣り合っている部分にゴミ等がかかってしまっているものとする。図8(a)のようなインターリーブなしの場合は、1つのECCブロックの物理的な長さが1トラック長以下であるから図7(a)と同様であるが、図8(b)のようにインターリーブされていると、各ECCブロックの最初と最後の部分に16行×182バイトのバーストエラーが現れ、結果的にバーストエラーは倍増してしまい、バーストエラー訂正不能となってしまう。

【0015】同様なことは、インターリーブの深さを増してECCブロック長×インターリーブの深さの物理的な長さが1トラック長を超える場合にも起きる。

【0016】本発明の目的は、記録密度が高いディスクでも記録密度が低いディスクと同一のECCブロックフォーマットで、同一以上の物理的な長さのバーストエラーを訂正できるようにすることにある。

【0017】

【課題を解決するための手段】上記目的を達成するために、本発明は、記録密度に応じた数のECC(エラー訂正符号)ブロック内でインターリーブ記録をすることとしたものである。具体的には、ディスクの半径Rの位置で、1つのECCブロックのビット数がB、1ビットあたりの記録長がPであり、N個(Nは自然数)のECCブロックを1情報単位として、 $2\pi R > BPN$ の関係を満足するように記録する。

【0018】

【発明の実施の形態】図1は、本発明に係るディスク媒体の特徴を示している。図1のディスク1では、トラック2に沿ってインターリーブされたデータ3が記録されている。しかも、このディスク1は、半径Rの位置で、1ECCブロックのビット数がB、1ビットあたりの記録長がPであり、インターリーブの深さをN(Nは自然数)としてN個のECCブロックを1情報単位とし、かつ $2\pi R > BPN$ の関係を満足するように形成されている。

【0019】図1のようなインターリーブの効果を、図2(a)及び(b)並びに図3(a)～(d)を用いて説明する。これらの図中のバーストエラーは、ディスク上のゴミや傷によるバーストエラーの起きる領域を示している。一般的に、これらのバーストエラーは、1つのトラックのみに起きるのではなく、連続する複数のトラック上に起きる。

【0020】複数のECCブロックでデータを振り分けてECCエンコードしている場合、すなわちECCブロック間でデータをインターリーブしている場合には、そのインターリーブしている範囲のECCブロックの物理的な長さが1トラック長を超えると、1つのゴミ等に対するバーストエラーが、インターリーブしている範囲のECCブロック内に2つ以上のバーストエラーとして生じる(図8(b)参照)。よって、インターリーブの深さ×ECCブロックの物理的な長さが、1トラック長を超えないようにインターリーブの深さNを決めなければいけない。

【0021】例えば、低密度記録時に $0.267\mu\text{m}/\text{ビット}$ 、高密度記録時に $0.134\mu\text{m}/\text{ビット}$ で、図4のECCブロックフォーマットにて記録する場合、最小記録半径(R)を22.59mmとすると、1トラックの長さは $2 \times \pi \times 22.59\text{mm} = 141.94\text{mm}$ である。インターリーブを行わないときの1ECCブロックの物理的な大きさとバーストエラー訂正長は、それぞれ、低密度記録時(図2(a))に80.9mm、6.2mm、高密度記録時(図3(a))に40.6m

m、3.1mmである。インターリーブの深さNを2、すなわちデータを2つのECCブロック単位で記録すると、高密度記録時(図3(b))にバーストエラー訂正長は182バイト×16行×2ECCブロック×8ビット×0.134μm/ビット=6.2mmとなり、低密度記録時の6.2mm(図2(a))と同じバーストエラー訂正能力を確保できる。

【0022】逆に、低密度記録時にインターリーブの深さNを2にすると(図2(b))、2ECCブロックの物理的な長さが、182バイト×208バイト×2ECCブロック×8ビット×0.267μm/ビット=161.72mmとなり、1トラック長を超える。この場合は、1つのゴミに対するバーストエラーが2個所に現れるので、バーストエラー訂正長は、182バイト×16行×2ECCブロック×8ビット÷2×0.267μm/ビット=6.2mmとなり、図2(a)の場合の2倍にはならない。

【0023】また、高密度記録時に、インターリーブの深さNを4にすると(図3(d))、4ECCブロックの物理的な長さは、182バイト×208バイト×4ECCブロック×8ビット×0.134μm/ビット=162.33mmとなり、1トラック長を超える。この場合、1つのゴミに対するバーストエラーが2個所に現れるので、バーストエラー訂正長は、182バイト×16行×4ECCブロック×8ビット÷2×0.134μm/ビット=6.2mmとなり、図3(a)の場合の4倍にはならない。

【0024】しかし、高密度記録時に、インターリーブの深さNを3にすると(図3(c))、3ECCブロックの物理的な長さは、182バイト×208バイト×3ECCブロック×8ビット×0.134μm/ビット=121.74mmとなり、1トラック長を超えない。この場合、バーストエラー訂正長は、182バイト×16行×3ECCブロック×8ビット×0.134μm/ビット=9.3mmとなり、バーストエラー訂正能力が図3(a)の場合の3倍となっている。

【0025】よって、最適なインターリーブの深さNは、0.267μm/ビットで低密度記録する場合は1となり、0.134μm/ビットで高密度記録する場合は2又は3となる。

【0026】以上のとおり、ECCブロックの物理的な長さ(B×P)×インターリーブの深さ(N)が1トラック長(2πR)を超えないようにすることによって、高密度記録時においても効果的にバーストエラーを訂正することができる。

【0027】なお、上記の具体例では、Rをディスクにおける最内周半径とし、インターリーブの深さNも固定であるかのように記述したが、任意の半径Rに対して、条件2πR>BPNを満たす範囲でインターリーブの深さNを可変にするものであってもよい。

【0028】さて、図9は、本発明に係るディスク記録再生装置の構成例を示している。この装置は、図4のECCフォーマットで2種類の記録密度の異なったディスクに情報を記録する装置である。低密度記録及び高密度記録の各々の1ビットあたりの物理的な記録長は、それぞれ0.267μm/ビット、0.134μm/ビットである。また、ディスクは、最小半径22.59mmより記録を開始する。よって、上記説明より、低密度記録時は、インターリーブの深さが1、すなわちインターリーブしない(図2(a)参照)。高密度記録時は、1ECCブロック長が40.58mmであるので、インターリーブの深さは2又は3が可能である。ここでは、インターリーブの深さが2の例を示す。よって、物理的なバーストエラー長は6.2mmとなり(図3(a)参照)、低密度記録時の6.2mmと同じになる。

【0029】図9は、記録時及び再生時のデータの流れをも示している。図9中の括弧付きの数字は、以下の説明中の数字と対応し、データの流れを表す。なお、図中の5は、装置全体の動作を制御するためのシステムコントローラである。

【0030】まず、データの記録について説明する。低密度記録時と高密度記録時では、外部ホストからのユーザーデータ転送単位とバッファメモリ6より記録/再生回路9への転送方法が異なるだけで、その他の部分は同じである。

【0031】(1) 外部ホストよりのユーザーデータは、低密度記録時は1ECCブロック長、高密度記録時は2ECCブロック長に相当するデータ長単位で外部I/F(外部インターフェイス)4を通り、バッファメモリ6に貯えられる。

【0032】(2) 図4で横方向に1行ずつユーザーデータをバッファメモリ6よりECCエンコード演算回路7に転送することで内符号パリティが、(4) 縦方向に1列ずつユーザーデータをバッファメモリ6よりECCエンコード演算回路7に転送することで外符号パリティがそれぞれ生成される。

【0033】(3)(5) 生成された内/外符号パリティは、ECCエンコード演算回路7よりバッファメモリ6上にアサインされた領域に転送される。

【0034】図10は、低密度記録時のバッファメモリ6のメモリマップの例を示している。ページ0よりバッファメモリ6への転送とパリティ演算が行われ、ページ5まで転送と演算が終了したら、次はページ0の転送とパリティ演算が行われる。

【0035】図11は、高密度記録時のバッファメモリ6のメモリマップの例を示している。ページ0の領域は、ユーザーデータAとユーザーデータBの2つの領域にECCブロック単位で別れている。低密度記録時と同様に、ページ0よりページ2までの転送とパリティ演算が終了したら、次はページ0の転送とパリティ演算が行

われる。

【0036】(6) 内／外符号パリティが生成されたページよりページ単位（低密度記録時は1 E C Cブロック単位／高密度記録時は2 E C Cブロック単位）で順次バッファメモリ6より記録／再生回路9にユーザーデータ及び内／外符号パリティが転送されてゆく。

【0037】図12に低密度記録時のバッファメモリ6より記録／再生回路9への転送シーケンスを示す。ユーザーデータの内符号182バイトを1つの転送ブロックとした合計12ブロックの転送と、外符号パリティの内符号182バイトを1つの転送ブロックとした1ブロックの転送とを1つのシーケンスとして、そのシーケンスを16回繰り返して1ページのデータを転送する（図5参照）。

【0038】図13に高密度記録時のバッファメモリ6より記録／再生回路9への転送シーケンスを示す。内符号182バイトを1つの転送ブロックとしたデータをユーザーデータAとユーザーデータBで交互に1ブロックずつ合計12ブロックの転送を行い、次にユーザーデータAの外符号パリティの内符号182バイトを1つの転送ブロックとして1ブロックの転送を行い、次に内符号182バイトを1つの転送ブロックとしたデータをユーザーデータAとユーザーデータBで交互に1ブロックずつ合計12ブロックの転送を行い、次にユーザーデータBの外符号パリティの内符号182バイトを1つの転送ブロックとして1ブロックの転送を行う。これら一連のシーケンスを16回繰り返して1ページ、2 E C Cブロック分の転送を行う。このときのデータをインターリーブする単位は、外符号の最大訂正シンボル数÷インターリーブの深さ以下、この場合では、8内符号単位以下であればよく、シンボル単位やシンクブロック単位でもよい。

【0039】(7) 記録／再生回路9に転送されたデータは、記録／再生回路9内で、所定のシンクデータが付加されて、所定の記録符号に変調され、パラレル→シリアル変換された後にレーザー制御回路に入力され、レーザー／検出器10にて半導体レーザーにより電気→光変換されてディスク11上に記録される。

【0040】次に、データの再生について説明する。再生は上記記録の手順と全く逆の手順で実行される。低密度記録の再生時と高密度記録の再生時では、記録／再生回路9よりバッファメモリ6への転送処理と、ユーザーデータの外部ホストへの転送単位が異なるだけで、その他の部分は同じである。

【0041】(8) レーザー／検出器10の半導体レーザーによってディスク11の表面に照射されたレーザー光の反射光をレーザー／検出器10により光→電気変換し、変換された信号は、記録／再生回路9に入力される。記録／再生回路9に入力された信号は、ヘッドアンプで増幅され、所定のイコライザにて弁別しやすい信号

に変換されて、その後2値化され、同期クロックにてサンプリングされシリアルデータとなる。シリアルデータは、シリアル→パラレル変換され、所定のシンクデータを取り除き、記録符号の復調がされ、パラレルの再生データとなる。このときに、シンクデータより各ページの先頭が認識され、ページ単位、低密度記録時は1 E C Cブロック単位、高密度記録時は2 E C Cブロック単位でデータがバッファメモリ6に転送されていく。

【0042】(9) 低密度記録時には、再生データが、記録／再生回路9よりバッファメモリ6へ、順次バッファメモリ6のユーザーデータと内／外符号パリティにアサインされた領域（図10）にページ単位で転送される。転送シーケンスは記録時の順番と同じで、図12のとおり、ユーザーデータの内符号182バイトを1つの転送ブロックとした合計12ブロックの転送と、外符号パリティの内符号182バイトを1つの転送ブロックとした1ブロックの転送とを1つのシーケンスとして1ページ分、そのシーケンスを16回繰り返した転送となる。

【0043】高密度記録時には、再生データが、順次バッファメモリ6のユーザーデータと内／外符号パリティにアサインされた領域（図11）に転送される。転送シーケンスは記録時の順番と同じで、図13のとおり、内符号182バイトを1つの転送ブロックとしたデータをユーザーデータAとユーザーデータBで交互に1ブロックずつ合計12ブロックの転送を行い、次にユーザーデータAの外符号パリティの内符号182バイトを1つの転送ブロックとして1ブロックの転送を行う。次に、内符号182バイトを1つの転送ブロックとしたデータをユーザーデータAとユーザーデータBで交互に1ブロックずつ合計12ブロックの転送を行い、次にユーザーデータBの外符号パリティの内符号182バイトを1つの転送ブロックとして1ブロックの転送を行う。これら一連のシーケンスを16回繰り返して1ページ、2 E C Cブロック分の転送を行う。

【0044】(10) バッファメモリ6に貯えられた再生データは、まず、内符号の部分のデータよりシンδροームを計算し、エラーの有無がチェックされる。ユーザーデータ又は外符号パリティの内符号が1ブロックずつE C Cデコード演算回路8に転送される。E C Cデコード演算回路8では、シンδροームが計算されて、エラーの有無が分かる。1ページ内の全てのシンδροームが0であればE C Cデコードは終了である。このとき、高密度記録時は、ユーザーデータA、ユーザーデータBで各々独立にデータ転送、シンδροームチェック及びエラー訂正を行う。

【0045】(11) シンδροームが0でなく、エラーがある場合は、まずシンδροームより誤り位置を演算し、誤り位置より誤り数値を演算し、訂正を行う。シンδροームより誤り位置が求めなかった場合、すなわちエラー検出ができてエラー訂正ができなかった場合には、こ



の内符号に対応する未訂正フラグ等を立てておき、エラー訂正不能であった内符号の位置を記録しておく。

【0046】(12) 順次内符号をECCデコード演算回路8に入力して全ての内符号のエラー訂正処理が終了したら、内符号の未訂正フラグをチェックする。未訂正フラグが無ければ、ECCデコードは終了する。未訂正フラグがあれば、外符号のシンドロームチェック及びエラー訂正を行う。このとき、高密度記録時は、ユーザーデータA、ユーザーデータBで各々独立にデータ転送、シンドロームチェック及びエラー訂正を行う。

【0047】外符号のエラー訂正は、まず、バッファメモリ6より図4で縦方向に順次データをECCデコード演算回路8に転送する。すなわち、208バイトの外符号を1つの転送ブロックとしたデータを172回繰り返したシーケンスとなる。ECCデコード演算回路8では、シンドロームが計算される。

【0048】(13) 内符号と同様に、シンドロームを演算してエラーの有無をチェックし、エラーがあればシンドロームより誤り位置の演算を行うが、既に内符号の未訂正フラグより誤り位置が分かっているの、立っている内符号の未訂正フラグより求めた誤り位置を設定して全ての誤り位置を計算する。求めた誤り位置より誤り数値を計算して、エラー訂正を行う。

【0049】このとき、誤り位置を設定した分だけ訂正シンボル数が増える。元の数が $2^8$ のガロア体GF

( $2^8$ ) のRS符号の場合、16シンボルまでのエラー位置を設定でき、最大訂正シンボル数は16になる。

【0050】この結果、低密度記録時は、最大16内符号ブロック2912バイト、23296ビット分、すなわち6.2mm分のバーストエラーが起きても訂正できる(図2(a)参照)。また、高密度記録時は、最大32内符号ブロック5824バイト、46592ビット分、すなわち6.2mm分のバーストエラーが起きても訂正できる(図3(b)参照)。しかしながら、インターリーブの深さを2倍の4、すなわち、1ページをユーザーデータA～Dまでの4ECCブロック分とすると、1つのバーストエラーが1ページの中に2個所に現れ、最大訂正シンボル数は4倍でも、エラーシンボル数が2倍に増すので、結果的にバーストエラー訂正能力は同じ6.2mmとなり、インターリーブの深さを倍増した効果がない(図3(d)参照)。

【0051】(14) 訂正されたユーザーデータは、ページ単位でバッファメモリ6より外部I/F4へ転送され、外部ホストに出力される。

【0052】以上のとおり、図9のディスク記録再生装置によれば、記録密度が高いディスクでも記録密度が低いディスクと同一のECCブロックフォーマットで、同一以上の物理的な長さのバーストエラーを訂正できることとなる。つまり、低記録密度のディスクで使用していたエラー訂正回路を高記録密度のディスクでもそのまま

流用できるので、装置のコストを上げることなくバーストエラー訂正能力を上げることができる。

【0053】

【発明の効果】以上説明してきたとおり、本発明によれば、記録密度に応じた数のECCブロック内でインターリーブ記録をすることとしたので、記録密度が高いディスクでも記録密度が低いディスクと同一のECCブロックフォーマットで、同一以上の物理的な長さのバーストエラーを訂正できる効果が得られる。

10 【図面の簡単な説明】

【図1】本発明に係るディスク媒体の特徴を示した説明図である。

【図2】(a)及び(b)は低密度記録時のインターリーブの深さとバーストエラー訂正長との関係を示した説明図である。

【図3】(a)～(d)は高密度記録時のインターリーブの深さとバーストエラー訂正長との関係を示した説明図である。

20 【図4】1つのECCブロックのフォーマットの例を示した説明図である。

【図5】図4中のユーザーデータ及びパリティがディスクに記録される順番を示した説明図である。

【図6】(a)及び(b)はECCブロック間のインターリーブの説明図である。

【図7】(a)及び(b)は高密度記録の場合の各ECCブロック内におけるバーストエラー出現個所を示した説明図である。

30 【図8】(a)及び(b)は低密度記録の場合の各ECCブロック内におけるバーストエラー出現個所を示した説明図である。

【図9】本発明に係るディスク記録再生装置の構成例を示したブロック図である。

【図10】低密度記録時の図9中のバッファメモリのメモリマップの例を示した説明図である。

【図11】高密度記録時の図10と同様の説明図である。

【図12】低密度記録時の図9中のバッファメモリと記録／再生回路との間のデータ転送シーケンスの例を示した説明図である。

40 【図13】高密度記録時の図12と同様の説明図である。

【符号の説明】

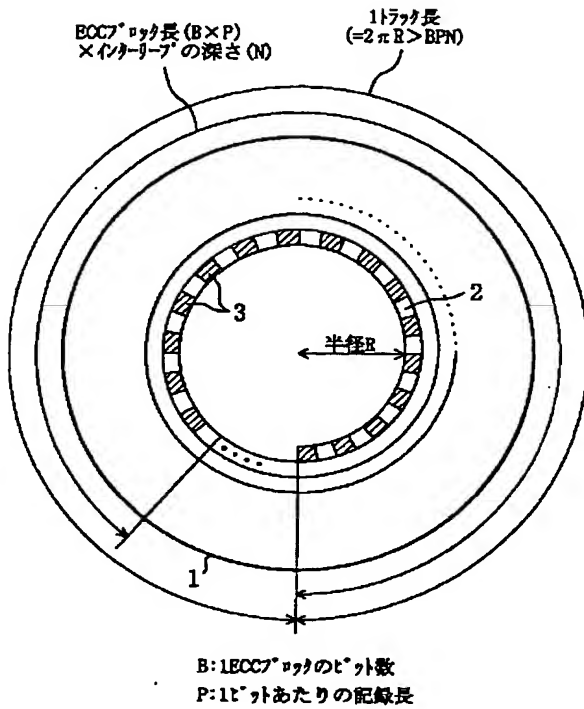
- 1 ディスク
- 2 トラック
- 3 インターリーブされたデータ
- 4 外部I/F
- 5 システムコントローラ
- 6 バッファメモリ
- 7 ECCエンコード演算回路
- 50 8 ECCデコード演算回路

9 記録／再生回路

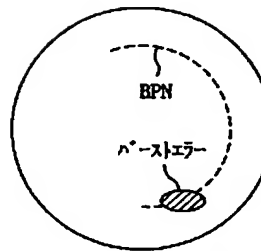
11 ディスク

10 レーザー／検出器

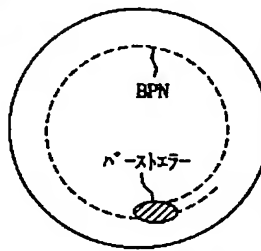
【図1】



【図2】



(a) 低密度記録時  
インターリーブの深さ1  
バーストエラー訂正長6.2mm



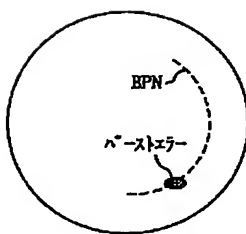
(b) 低密度記録時  
インターリーブの深さ2  
バーストエラー訂正長6.2mm

【図11】

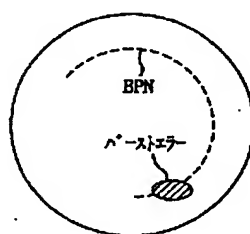
00000h番地	ページ0 ユーザーデータA
08100h番地	ページ0 ユーザーデータB
10200h番地	ページ1 ユーザーデータA
18300h番地	ページ1 ユーザーデータB
20400h番地	ページ2 ユーザーデータA
28500h番地	ページ2 ユーザーデータB
30600h番地	ページ0 ユーザーデータA内符号バitlet
30E20h番地	ページ0 ユーザーデータB内符号バitlet
31640h番地	ページ1 ユーザーデータA内符号バitlet
31B60h番地	ページ1 ユーザーデータB内符号バitlet
32680h番地	ページ2 ユーザーデータA内符号バitlet
32EA0h番地	ページ2 ユーザーデータB内符号バitlet
336C0h番地	ページ0 ユーザーデータA外符号バitlet
34180h番地	ページ0 ユーザーデータB外符号バitlet
34C40h番地	ページ1 ユーザーデータA外符号バitlet
35700h番地	ページ1 ユーザーデータB外符号バitlet
361C0h番地	ページ2 ユーザーデータA外符号バitlet
36C80h番地	ページ2 ユーザーデータB外符号バitlet

高密度記録時のバitletマップ例

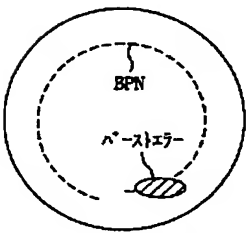
【図3】



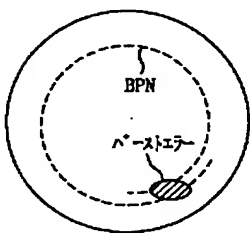
(a) 高密度記録時  
インターリーブの深さ1  
バーストエラー訂正長3.1mm



(b) 高密度記録時  
インターリーブの深さ2  
バーストエラー訂正長6.2mm



(c) 高密度記録時  
インターリーブの深さ3  
バーストエラー訂正長9.3mm

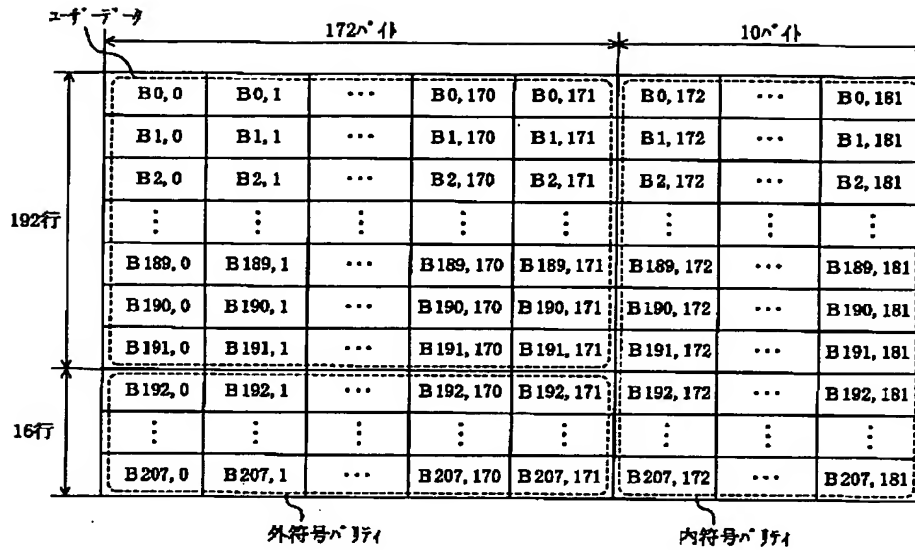


(d) 高密度記録時  
インターリーブの深さ4  
バーストエラー訂正長6.2mm

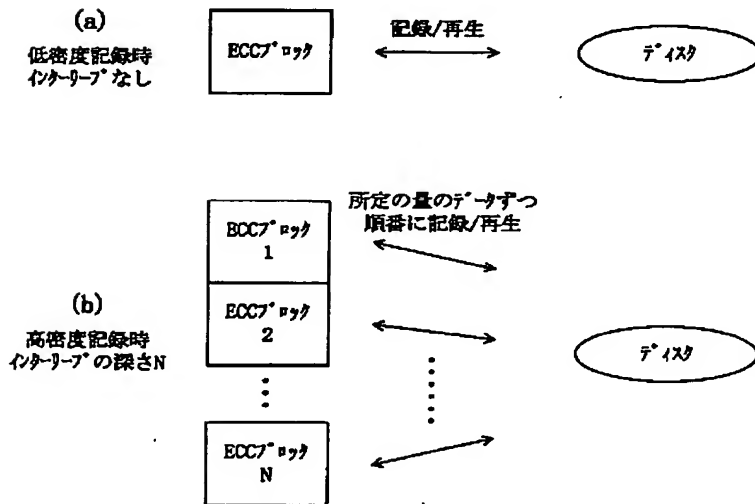
【図5】

172バitlet	10バitlet
ユーザーデータ(0~11行)	内符号バitlet(0~11行)
外符号バitlet(192行)	内符号バitlet(192行)
ユーザーデータ(12~23行)	内符号バitlet(12~23行)
外符号バitlet(193行)	内符号バitlet(193行)
ユーザーデータ(24~35行)	内符号バitlet(24~35行)
外符号バitlet(194行)	内符号バitlet(194行)
208行	
ユーザーデータ(168~179行)	内符号バitlet(168~179行)
外符号バitlet(206行)	内符号バitlet(206行)
ユーザーデータ(180~191行)	内符号バitlet(180~191行)
外符号バitlet(207行)	内符号バitlet(207行)

【図4】



【図6】

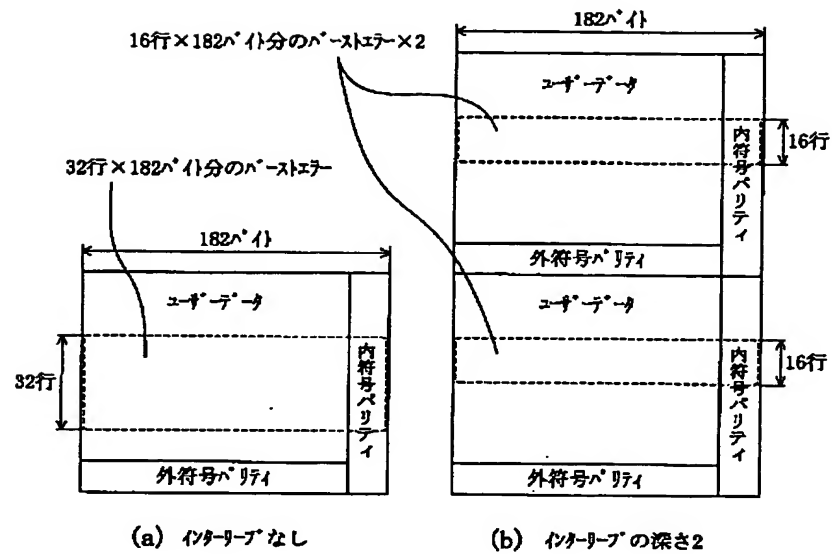


【図10】

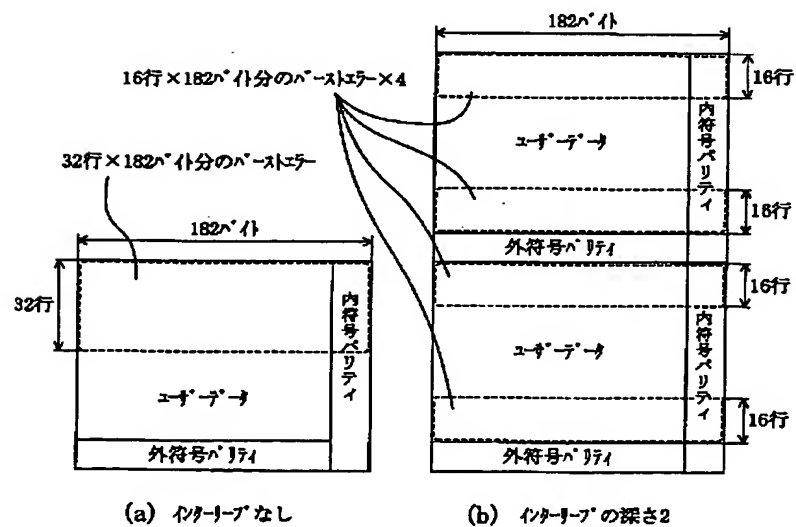
00000h番地	ベージ0 ユーザデータ
08100h番地	ベージ1 ユーザデータ
10200h番地	ベージ2 ユーザデータ
18300h番地	ベージ3 ユーザデータ
20400h番地	ベージ4 ユーザデータ
28500h番地	ベージ5 ユーザデータ
30600h番地	ベージ0内符号バイト
30E20h番地	ベージ1内符号バイト
31640h番地	ベージ2内符号バイト
31E60h番地	ベージ3内符号バイト
32680h番地	ベージ4内符号バイト
32EA0h番地	ベージ5内符号バイト
336C0h番地	ベージ0外符号バイト
34180h番地	ベージ1外符号バイト
34C40h番地	ベージ2外符号バイト
35700h番地	ベージ3外符号バイト
361C0h番地	ベージ4外符号バイト
36C80h番地	ベージ5外符号バイト

低密度記録時のページメモリ  
マップ例

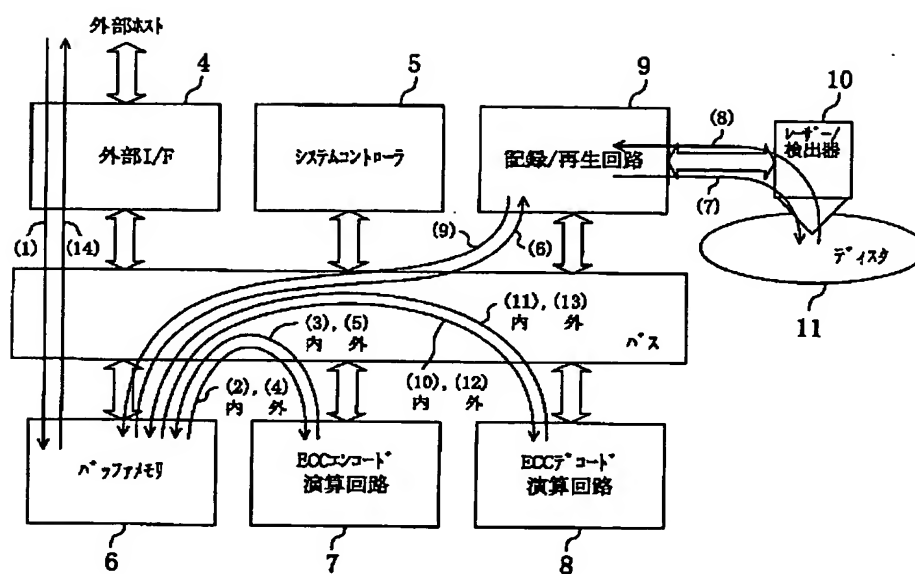
【図 7】



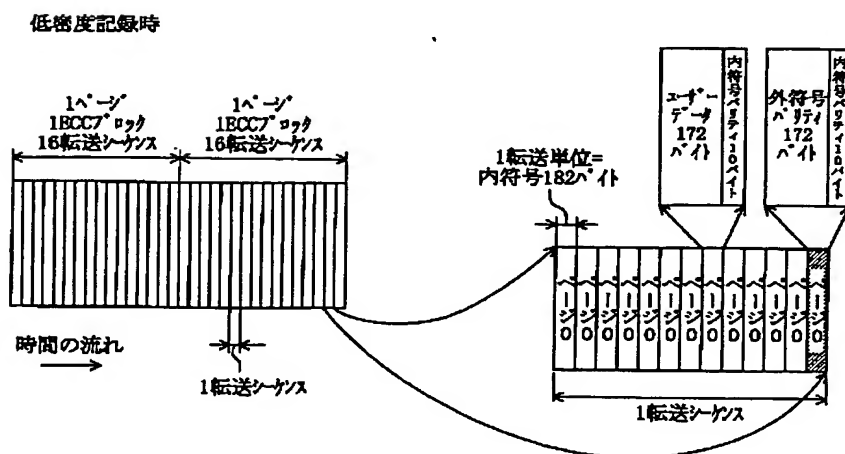
【図 8】



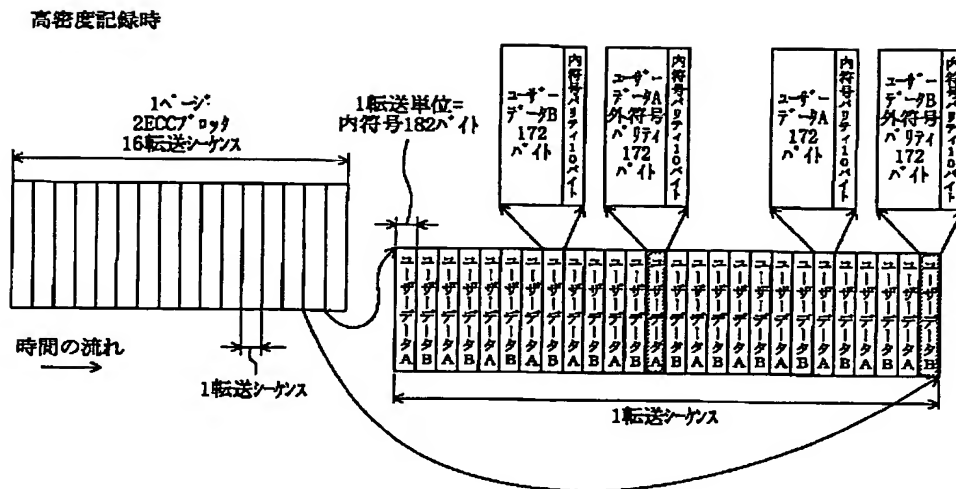
【图 9】



【图 12】



【図 13】



フロントページの続き

(51) Int. Cl. <sup>7</sup>	識別記号	F I	テーマコード (参考)
G 1 1 B 20/18	5 7 2	G 1 1 B 20/18	5 7 2 F
H 0 3 M 13/27		H 0 3 M 13/27	

Fターム (参考) 5D044 BC01 BC03 CC04 DE03 DE12  
 DE69 DE83 EF05 FG16 FG18  
 5J065 AA03 AC03 AD02 AE02 AG01  
 AG06